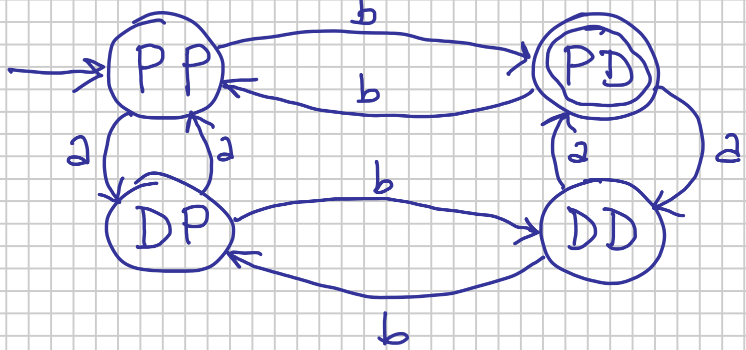
Dato $\Lambda = \{a, b\}$ progettare un automa deterministico che riconosce il seguente linguaggio

$$\mathcal{L} = \left\{ \alpha \mid \alpha \in \Lambda^* \wedge |\alpha|_a \text{ è pari} \wedge |\alpha|_b \text{ è dispari} \right\}$$

dove $|\alpha|_x$, con $\alpha \in \Lambda^*$ e $x \in \Lambda$ indica il numero di occorrenze di x in α.

Abbiamo osservato che $\varepsilon \notin \mathcal{L}$ in quanto $|\varepsilon|_b = \emptyset$ è pari



$\Lambda = \{\emptyset, 1, 2, 3, \dots, 9\}$.

Data una stringa $\alpha = c_0 c_1 \dots c_k$, con $c_i \in \Lambda$ sia $[\![\alpha]\!] \in \mathbb{N}$ il numero naturale di cui α è una rappresentazione decimale

$[\![0314]\!] = 314$ $\quad$ $[\![407]\!] = 407$

stringa di un linguaggio oggetto sintattico

è un numero naturale è il "significato" di 0314

n è multiplo di m se $\exists k : n = k \cdot m$

$\emptyset = 0 \cdot 3$

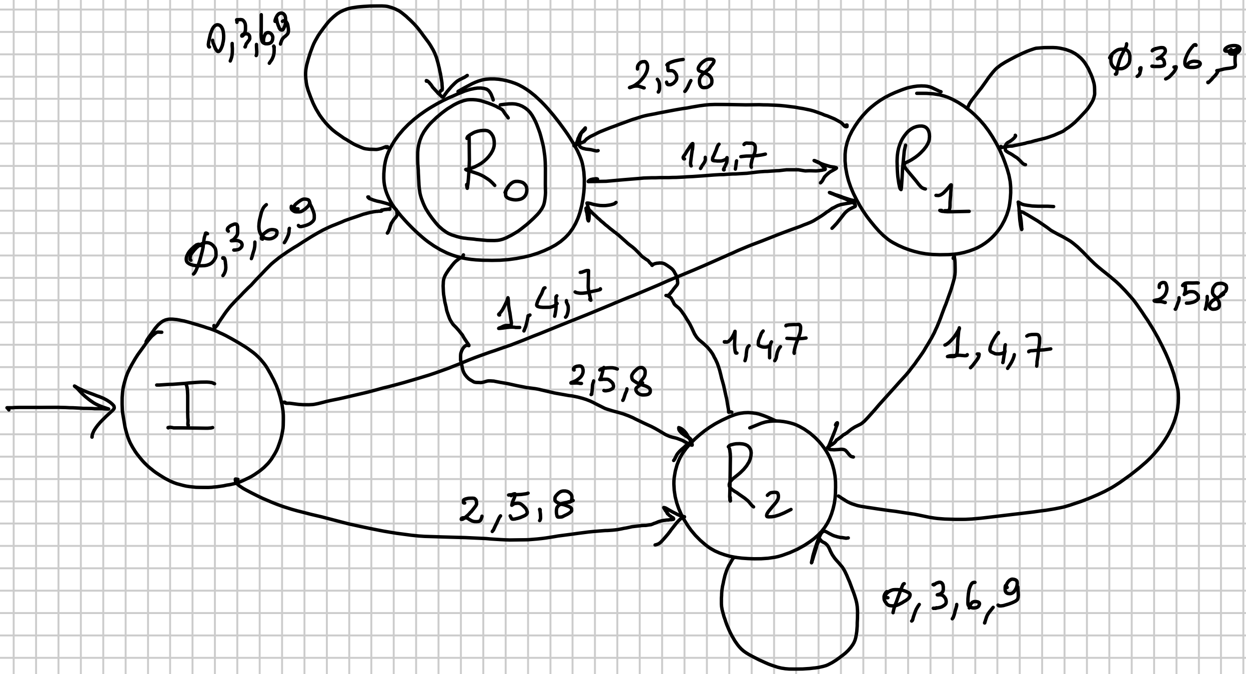
Progettare un automa deterministico che riconosce

$$\mathcal{L} = \{\alpha \mid \alpha \in \Lambda^+ \wedge [\![\alpha]\!] \text{ è un multiplo di } 3\}$$

$0314 \notin \mathcal{L}$ $\quad$ $3 \in \mathcal{L}$ $\quad$ $144 \in \mathcal{L}$

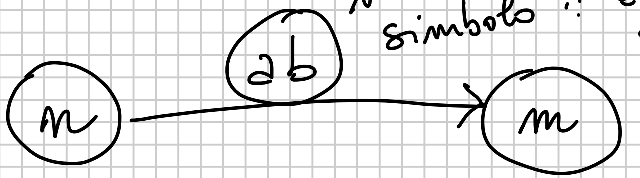
$314 \notin \mathcal{L}$ $\quad$ $36 \in \mathcal{L}$ $\quad$ $\emptyset \overset{?}{\in} \mathcal{L}$ sì

n è multiplo di m se il resto della divisione tra n e m è $\emptyset$



$$\xrightarrow{0,3,6,9}$$

non è un simbolo !! è una stringa



$$\delta(n, x) = m$$

$$\Lambda = \{a, b\}$$

$\Lambda = \{a, b, c\}$ - Scrivere una GRAMMATICA REGOLARE che genera il linguaggio

$$\mathcal{L} = \{\alpha acc \mid \alpha \in \Lambda^*\} \cup \{\alpha abb \mid \alpha \in \Lambda^*\}$$

$G = \langle \Lambda, V, S, P \rangle$

$A \to a$

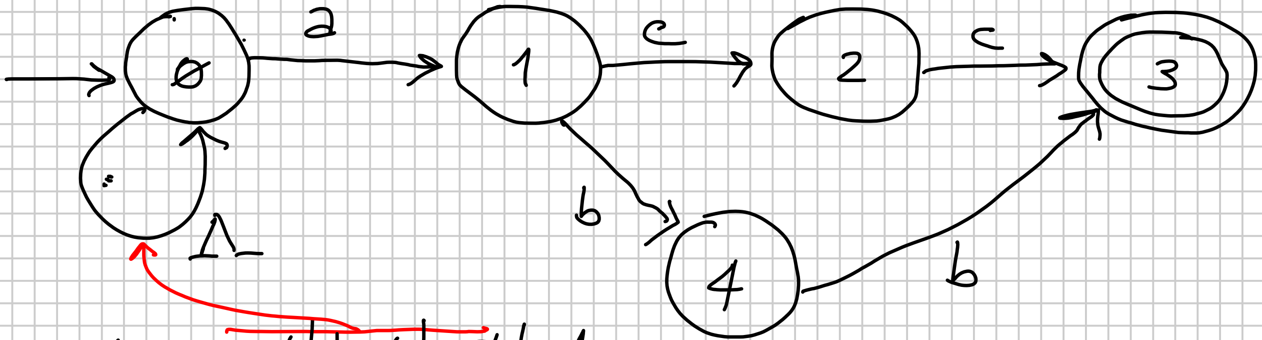
$A \to aB$

$B, A \in V$

$a \in \Lambda$

Nella trasformazione:
- per ogni $\delta(n, x) = m$ introduco la produzione $n \to x\,m$
- se poi m è di riconoscimento introduco anche $n \to x$

AUTOMA NON DETERMINISTICO



$\emptyset \to a\emptyset \mid b\emptyset \mid c\emptyset \mid a1$

$1 \to c2 \mid b4$

$2 \to \cancel{c3} \mid c$

$\cancel{3 \to}$

$4 \to \cancel{b3} \mid b$

$S \to aS \mid bS \mid cS \mid A \mid B$ NO non è regolare!

$A \to acc$

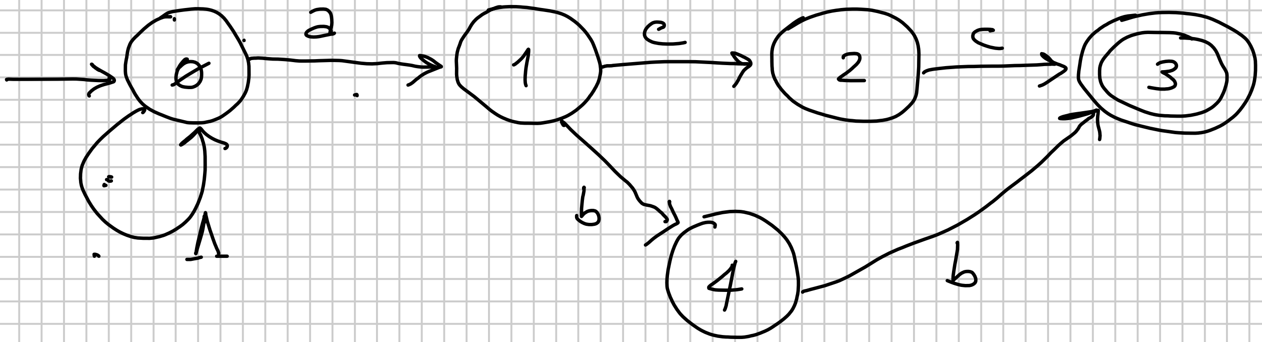
$B \to bcc$

$S \to aS \mid bS \mid cS \mid aA \mid \cancel{bA}$ che fatica!!

$A \to cC \mid bB$

$C \to c$

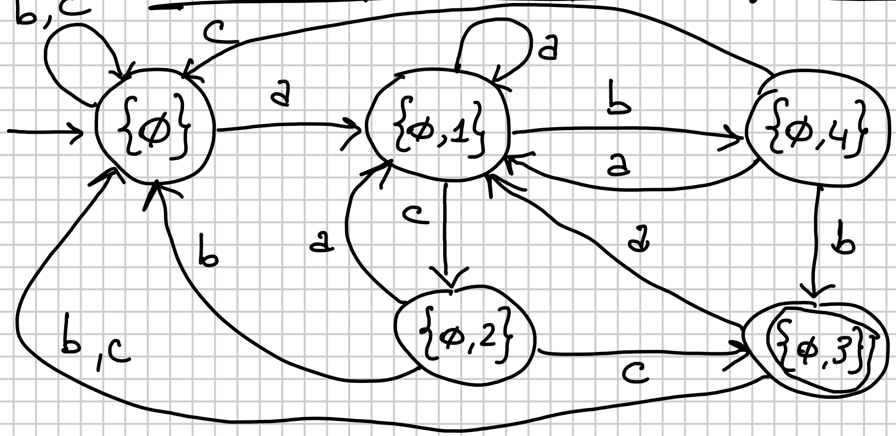
$B \to b$



Trasformiamolo in ASFD.

	a	b	c
{∅}	{∅,1}	{∅}	{∅}
{∅,1}	{∅,1}	{∅,4}	{∅,2}
{∅,4}	{∅,1}	{∅,3}	{∅}
{∅,2}	{∅,1}	{∅}	{∅,3}

	a	b	c
* {∅,3}	{∅,1}	{∅}	{∅}



$$\mathcal{L} = \{a^n b^k \mid n,k \geq \emptyset\} \setminus \{a^n b^n \mid n \geq \emptyset\} \qquad \Lambda = \{a, b\}$$

$$= \{a^n b^k \mid n > k \geq \emptyset\} \cup \{a^n b^k \mid k > n \geq \emptyset\}$$

$G_1 = \langle \{a,b\}, V_1, S_1, P_1 \rangle$ genera $\{a^n b^k \mid n > k \geq \emptyset\}$

$G_2 = \langle \{a,b\}, V_2, S_2, P_2 \rangle$ genera $\{a^n b^k \mid k > n \geq \emptyset\}$

$$\boxed{G = \langle \{a,b\}, V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, S, P_1 \cup P_2 \cup \{S \to \underline{S_1}, S \to \underline{S_2}\} \rangle}$$

è un metodo GENERALE per scrivere una grammatica che genera $\mathcal{L}_1 \cup \mathcal{L}_2$ a partire da due grammatiche che generano $\mathcal{L}_1$ e $\mathcal{L}_2$, rispettivamente

PURCHE': $V_1 \cap V_2 = \emptyset$ $\quad S \notin V_1 \cup V_2$ è <u>nuovo</u>

$G_1 = \langle \{a, b\}, \{S_1\}, S_1, \{S_1 \to aS_1, S_1 \to a\} \rangle$

$S_1 \to aS_1 \mid a$

$\mathcal{L}_1 = \{a^n \mid n \geq 1\}$

$G_2 = \langle \{a, b\}, \{S_1\}, S_1, \{S_1 \to bS_1, S_1 \to b\} \rangle$

$S_1 \to bS_1 \mid b$

$\mathcal{L}_2 = \{b^n \mid n \geq 1\}$

$S \to S_1 \mid S_1$

$S_1 \to aS_1 \mid a$

$S_1 \to bS_1 \mid b$

? $\mathcal{L} = \Lambda^+ \neq \mathcal{L}_1 \cup \mathcal{L}_2$

$= \{a^n \mid n \geq 1\} \cup \{b^n \mid n \geq 1\}$

$$\mathcal{L} = \{a^n b^k \mid n,k \geq \emptyset\} \setminus \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

$$= \{a^n b^k \mid n > k \geq \emptyset\} \cup \{a^n b^k \mid k > n \geq \emptyset\}$$

$$\boxed{\begin{array}{ll} S \to A \mid B & \\ A \to aAb \mid aA \mid a & \qquad B \to aBb \mid Bb \mid b \end{array}}$$

$$G_1 = \langle \Lambda_1, V_1, S_1, P_1 \rangle \qquad G_2 = \langle \Lambda, V, S, P \rangle$$

$$G = \langle \Lambda, V_1 \cup V \cup \{S'\}, S', P_1 \cup P \cup \{S' \to S, S' \to S_1\} \rangle$$

$\Lambda \cup \Lambda_1$

Dimostrare che il linguaggio precedente

$$\{a^n b^k \mid n \neq k,\ n+k > 0\}$$

non è regolare

$$\boxed{\text{PUMPING LEMMA}}$$